

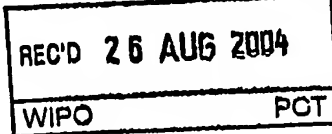
13. 7. 2004

日 本 国 特 許 庁  
JAPAN PATENT OFFICE

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

出 願 年 月 日  
Date of Application: 2003年 7月16日



出 願 番 号  
Application Number: 特願2003-275214  
[ST. 10/C]: [JP 2003-275214]

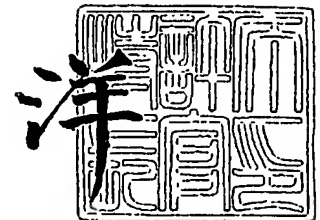
出 願 人  
Applicant(s): 松下電器産業株式会社

PRIORITY DOCUMENT  
SUBMITTED OR TRANSMITTED IN  
COMPLIANCE WITH  
RULE 17.1(a) OR (b)

2004年 8月13日

特許庁長官  
Commissioner,  
Japan Patent Office

小 川



【書類名】 特許願  
【整理番号】 2131150213  
【あて先】 特許庁長官殿  
【国際特許分類】 G06F 3/06  
G06F 12/00  
G06F 12/02

【発明者】  
【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内  
【氏名】 前田 卓治

【発明者】  
【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内  
【氏名】 須藤 正人

【発明者】  
【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内  
【氏名】 宗 広和

【発明者】  
【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内  
【氏名】 越智 誠

【発明者】  
【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内  
【氏名】 井上 信治

【特許出願人】  
【識別番号】 000005821  
【氏名又は名称】 松下電器産業株式会社

【代理人】  
【識別番号】 100084364  
【弁理士】  
【氏名又は名称】 岡本 宜喜

【手数料の表示】  
【予納台帳番号】 044336  
【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】  
【物件名】 特許請求の範囲 1  
【物件名】 明細書 1  
【物件名】 図面 1  
【物件名】 要約書 1  
【包括委任状番号】 9004841

**【書類名】 特許請求の範囲****【請求項 1】**

情報記録媒体内の情報記録領域に格納されたデータをファイルシステムによりファイルとして管理する情報処理装置に用いられ、前記情報記録媒体におけるデータ領域管理方法であって、

前記情報記録媒体の情報記録領域の空き状態及びリンク状態を管理している領域管理情報に対して前記情報処理装置がアクセスを行うに際し、

アクセスサイズを、前記情報処理装置内の処理内容に応じて変更することを特徴とするデータ領域管理方法。

**【請求項 2】**

前記情報処理装置内の処理内容は、

前記領域管理情報から空き領域を検索する空き領域検索処理と、

前記領域管理情報からリンク先を取得するリンク先取得処理とであることを特徴とする請求項 1 記載のデータ領域管理方法。

**【請求項 3】**

前記領域管理情報に対するアクセスサイズは、

前記情報処理装置内の処理内容が前記空き領域検索処理であれば、前記情報記録媒体の物理特性により決定される第 1 のアクセスサイズか、それ以下のサイズを使用し、

前記情報処理装置内の処理内容が前記リンク先取得処理であれば、前記情報記録媒体の最小のアクセス単位である第 2 のアクセスサイズを使用することを特徴とする請求項 2 記載のデータ領域管理方法。

**【請求項 4】**

前記空き領域検索処理における前記領域管理情報へのアクセスサイズは、

前記領域管理情報の先頭及び終端以外の場所にアクセスする場合には、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズを使用し、

前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合には、前記物理的な管理ブロックサイズと同じか、それ以下のサイズを使用することを特徴とする請求項 3 記載のデータ領域管理方法。

**【請求項 5】**

前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合のアクセスサイズは、

前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロック内における前記領域管理情報の大きさであることを特徴とする請求項 4 記載のデータ領域管理方法。

**【請求項 6】**

情報記録媒体内の情報記録領域に格納されたデータをファイルシステムによりファイルとして管理する情報処理装置に用いられ、前記情報記録媒体におけるデータ領域管理方法であって、

前記情報記録媒体の情報記録領域の空き状態及びリンク状態を管理している領域管理情報に対して前記情報処理装置がアクセスを行うに際し、

前記情報処理装置内の領域管理情報キャッシュとして管理ブロックサイズの異なる 2 つのキャッシュを設け、前記情報処理装置内の処理内容に応じて前記 2 つのキャッシュを使い分けることを特徴とするデータ領域管理方法。

**【請求項 7】**

前記情報処理装置内の処理内容は、

前記領域管理情報から空き領域を検索する空き領域検索処理と、

前記領域管理情報からリンク先を取得するリンク先取得処理とであることを特徴とする請求項 6 記載のデータ領域管理方法。

**【請求項 8】**

前記 2 つの領域管理情報キャッシュの使い分けは、

前記情報処理装置内の処理内容が前記空き領域検索処理であれば、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズか、それ以下のサイズを有する第

1 の領域管理情報キャッシュを使用し、

前記情報処理装置内の処理内容が前記リンク先取得処理であれば、前記情報記録媒体の最小のアクセス単位である第2の領域管理情報キャッシュを使用することを特徴とする請求項7記載のデータ領域管理方法。

【請求項9】

前記第1の領域管理情報キャッシュを使用する前記領域管理情報へのアクセスサイズは

、  
前記領域管理情報の先頭及び終端以外の場所にアクセスする場合には、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズを使用し、

前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合には、前記物理的な管理ブロックサイズと同じか、それ以下のサイズを使用することを特徴とする請求項8記載のデータ領域管理方法。

【請求項10】

前記第1の領域管理情報キャッシュを使用して領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合のアクセスサイズは、

前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロック内における前記領域管理情報の大きさであることを特徴とする請求項9記載のデータ領域管理方法。

【請求項11】

前記第2の領域管理情報キャッシュは、読み込み専用処理にのみ使用し、

前記第1の領域管理情報キャッシュは、前記領域管理情報内に格納された情報の変更を行う際に使用することを特徴とする請求項8～10のいずれか1項記載のデータ領域管理方法。

## 【書類名】明細書

## 【発明の名称】情報記録媒体におけるデータ領域管理方法

## 【技術分野】

【0001】

本発明は、情報記録媒体に格納されたデータを、ファイルシステムで管理するデータ領域管理方法に関する。

## 【背景技術】

【0002】

従来、半導体メモリや、磁気ディスク、光ディスク、光磁気ディスクなどの情報記録媒体の情報記録領域に格納されたデータの管理は、ファイルシステムにより実現されている。ファイルシステムでは、情報記録領域を最小アクセス単位であるセクタ、及びセクタの集合であるクラスタに分割して管理し、1つ以上のクラスタをファイルとして管理する。

【0003】

従来使用されているファイルシステムとして、FATファイルシステムが一例に挙げられる（詳細は、非特許文献1参照）。FATファイルシステムは、パソコンなどの情報機器で一般に用いられているファイルシステムであり、ファイルを構成するデータの物理的な格納位置をFAT（File Allocation Table）と呼ばれるテーブルにより一元管理するという特徴を持つ。FATファイルシステムによりデータ管理された情報記録媒体は、同一のファイルシステムを解釈する機器間でファイルを共有することができるため、機器間でデータを授受することが可能となる。

【0004】

このFATでは、1クラスタに対して1つの固定長のエントリを使用するため、情報記録媒体の容量が大きくなり、ファイルシステムで管理するクラスタ数が増加するにつれ、FATの大きさも大きくなる。FATファイルシステムを機器に実装するにあたり、メモリ量の限られた組込み機器などではメモリ量削減のため、全てのFATをメモリ上に保持するのではなく、一部のFATのみをメモリ上に保持し、キャッシングする手法が取られる。

【0005】

従来、FATをキャッシングする方法として、FATで管理するデータ数やFATの格納位置などの情報を、初期設定時にホスト機器から情報記録再生装置へ入力し、FATの全てあるいは一部をキャッシングする方法が提案されている（例えば、特許文献1参照）。従来の方法では、FAT上の情報の内、アクセスされたファイルに関する情報をキャッシュバッファ上にキャッシングする。そのため、一度アクセスしたファイルに対する再アクセスに関しては、情報記録媒体上のFATを読み込む必要がなく、高速にアクセスすることが可能となる。

【特許文献1】特開平8-110868号公報

【非特許文献1】ISO/IEC9293、“Information Technology—Volume and file structure of disk cartridges for information”、1994年

## 【発明の開示】

## 【発明が解決しようとする課題】

【0006】

しかしながら、上記の従来技術には次のような問題点がある。従来のデータ領域管理方法は、既存ファイルへのアクセスを高速化する方法について着目したものであり、空き領域検索処理については考慮されていない。すなわち従来のデータ領域管理方法は、一度アクセスしたファイルに対する再アクセスは高速に行われるが、空き領域を検索し、新しいファイルを作成する場合には、FATがキャッシングされていないため、情報記録媒体からFATを読み込む必要がある。

【0007】

空き領域検索処理では、FAT上に格納された個々のエントリの使用状況を確認し、空

き領域のクラスタ番号を取得する。そのため、空き領域が少なくなると空き領域検索処理で確認するエントリ数が増加し、最悪の場合、空き領域検索時に全てのFATをキャッシュバッファに読み込む必要がある。ここでキャッシュバッファの読み込み単位が小さい場合、読み込み処理のオーバーヘッドにより空き領域検索処理が遅くなる。

【0008】

本発明では上記問題点に鑑み、FATを用いて実施する空き領域検索処理、及びリンク先取得処理などの処理に応じて、FATの読み込み単位を変更し、FATアクセス時のオーバーヘッドを低減するデータ領域管理方法を実現することを目的とする。

【課題を解決するための手段】

【0009】

本願の請求項1の発明は、情報記録媒体内の情報記録領域に格納されたデータをファイルシステムによりファイルとして管理する情報処理装置に用いられ、前記情報記録媒体におけるデータ領域管理方法であって、前記情報記録媒体の情報記録領域の空き状態及びリンク状態を管理している領域管理情報に対して前記情報処理装置がアクセスを行うに際し、アクセスサイズを、前記情報処理装置内の処理内容に応じて変更することを特徴とする。

【0010】

本願の請求項2の発明は、請求項1のデータ領域管理方法において、前記情報処理装置内の処理内容は、前記領域管理情報から空き領域を検索する空き領域検索処理と、前記領域管理情報からリンク先を取得するリンク先取得処理とであることを特徴とする。

【0011】

本願の請求項3の発明は、請求項2のデータ領域管理方法において、前記領域管理情報に対するアクセスサイズは、前記情報処理装置内の処理内容が前記空き領域検索処理であれば、前記情報記録媒体の物理特性により決定される第1のアクセスサイズか、それ以下のサイズを使用し、前記情報処理装置内の処理内容が前記リンク先取得処理であれば、前記情報記録媒体の最小のアクセス単位である第2のアクセスサイズを使用することを特徴とする。

【0012】

本願の請求項4の発明は、請求項3のデータ領域管理方法において、前記空き領域検索処理における前記領域管理情報へのアクセスサイズは、前記領域管理情報の先頭及び終端以外の場所にアクセスする場合には、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズを使用し、前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合には、前記物理的な管理ブロックサイズと同じか、それ以下のサイズを使用することを特徴とする。

【0013】

本願の請求項5の発明は、請求項4のデータ領域管理方法において、前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合のアクセスサイズは、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロック内における前記領域管理情報の大きさであることを特徴とする。

【0014】

本願の請求項6の発明は、情報記録媒体内の情報記録領域に格納されたデータをファイルシステムによりファイルとして管理する情報処理装置に用いられ、前記情報記録媒体におけるデータ領域管理方法であって、前記情報記録媒体の情報記録領域の空き状態及びリンク状態を管理している領域管理情報に対して前記情報処理装置がアクセスを行うに際し、前記情報処理装置内の領域管理情報キャッシュとして管理ブロックサイズの異なる2つのキャッシュを設け、前記情報処理装置内の処理内容に応じて前記2つのキャッシュを使い分けることを特徴とする。

【0015】

本願の請求項7の発明は、請求項6のデータ領域管理方法において、前記情報処理装置内の処理内容は、前記領域管理情報から空き領域を検索する空き領域検索処理と、前記領域

域管理情報からリンク先を取得するリンク先取得処理とであることを特徴とする。

【0016】

本願の請求項8の発明は、請求項7のデータ領域管理方法において、前記2つの領域管理情報キャッシュの使い分けは、前記情報処理装置内の処理内容が前記空き領域検索処理であれば、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズか、それ以下のサイズを有する第1の領域管理情報キャッシュを使用し、前記情報処理装置内の処理内容が前記リンク先取得処理であれば、前記情報記録媒体の最小のアクセス単位である第2の領域管理情報キャッシュを使用することを特徴とする。

【0017】

本願の請求項9の発明は、請求項8のデータ領域管理方法において、前記第1の領域管理情報キャッシュを使用する前記領域管理情報へのアクセスサイズは、前記領域管理情報の先頭及び終端以外の場所にアクセスする場合には、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロックサイズを使用し、前記領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合には、前記物理的な管理ブロックサイズと同じか、それ以下のサイズを使用することを特徴とする。

【0018】

本願の請求項10の発明は、請求項9のデータ領域管理方法において、前記第1の領域管理情報キャッシュを使用して領域管理情報の先頭及び終端へアクセスする場合のアクセスサイズは、前記情報記録媒体の物理特性により決定される物理的な管理ブロック内における前記領域管理情報の大きさであることを特徴とする。

【0019】

本願の請求項11の発明は、請求項8～10のいずれか1項のデータ領域管理方法において、前記第2の領域管理情報キャッシュは、読み込み専用処理にのみ使用し、前記第1の領域管理情報キャッシュは、前記領域管理情報内に格納された情報の変更を行う際に使用することを特徴とする。

【発明の効果】

【0020】

請求項1～5記載の発明によれば、アクセスサイズを情報処理装置内の処理内容に応じて変更することにより、領域管理情報アクセス時のオーバーヘッドを低減することができる。

【0021】

また、請求項6～11記載の発明によれば、情報記録媒体内の領域管理情報に対する情報処理装置からのアクセスに際し、情報処理装置内に領域管理情報のキャッシュとして管理ブロックサイズの異なる2つのキャッシュを設けることにより、領域管理情報アクセス時のオーバーヘッドを低減することができる。

【発明を実施するための最良の形態】

【0022】

以下、本発明の情報記録媒体におけるデータ領域管理方法について、図を用いて説明する。

(実施の形態1)

図1は本発明の実施の形態1における情報処理装置、及び情報記録媒体の構成図である。図1の情報処理装置100Aは、CPU101、情報処理装置100A上で動作するプログラムが使用するメインメモリ102、FATやデータのキャッシュに使用するキャッシュメモリ103A、情報記録媒体110へのアクセスを制御するアクセス制御部104、情報処理装置100A上で動作するプログラムなどを格納するプログラム格納部105を含んで構成される。

【0023】

キャッシュメモリ103Aは、FATをキャッシングするFATキャッシュを含むものである。このFATキャッシュを管理するために使用するFATキャッシュ管理情報は、メインメモリ102に格納されている。プログラム格納部105は、情報処理装置100

A上で動作するプログラムとして、アプリケーションプログラム106、情報記録媒体110上に構築されたファイルシステムの制御を行うファイルシステム制御部107、FATキャッシュを制御するFATキャッシュ制御部108を含んでいる。

#### 【0024】

一方、情報記録媒体110内にはファイルシステムが構築され、情報記録媒体110に格納されたデータがファイルとして管理されている。図1では、情報記録媒体110はFATファイルシステムにより管理されており、ファイルシステム管理情報である領域管理情報を格納する管理情報領域と、データを格納するデータ領域とがある。管理情報領域にはマスターブートレコード・パーティションテーブル(MBR・PT)111、パーティションブートセクタ(PBS)112、FAT113、ルートディレクトリエントリ(RDE)114が設けられる。

#### 【0025】

MBR・PT111は、情報記録領域を複数のパーティションと呼ばれる領域に分割して管理するための情報を格納するものである。PBS112は1つのパーティション内の管理情報を格納するものである。FAT113はファイルに含まれるデータの物理的な格納位置を示すものである。RDE114はルートディレクトリ直下に存在するファイル、ディレクトリの情報を格納するものである。またFAT113は、ファイルに含まれるデータの物理的な格納位置を示す重要な領域であることから、通常、情報記録媒体110内には2つの同じ情報を持つFAT113が存在し、二重化されている。

#### 【0026】

データ領域115は複数のクラスタに分割され管理されており、各クラスタにはファイルに含まれるデータが格納されている。多くのデータを格納するファイルなどは、複数のクラスタをデータ格納領域として使用しており、各クラスタ間のつながりは、FAT113に格納されたリンク情報により管理されている。

#### 【0027】

図2を用いてFATファイルシステムにおけるファイルデータの読み込み例を説明する。ルートディレクトリエントリ114やデータ領域115の一部には、図2(A)に示すような、ファイル名やファイルサイズなどを格納するディレクトリエントリ201が格納される。ファイルデータの格納先であるデータ領域はクラスタ単位で管理されており、各クラスタには一意に識別可能なクラスタ番号が付与されている。ファイルのデータが格納されているクラスタを特定するために、ディレクトリエントリ201には、ファイルデータの先頭部分が格納されているクラスタのクラスタ番号、即ち開始クラスタ番号が格納されている。図2(A)のディレクトリエントリ201の例では、FILE1.TXTという名前を持つファイルが、クラスタ番号10からデータを格納していることを示している。

#### 【0028】

複数のクラスタにデータが格納されているファイルの場合、開始クラスタ番号以降に続くクラスタ番号を特定し、データが格納されているクラスタを辿る必要がある。そのために必要なクラスタのリンク情報はFATに格納されている。図2(B)にFAT202の例を示す。FAT202には、各クラスタ番号に対応したフィールドが設けられており、それぞれのフィールドには、各クラスタのリンク情報を示すFATエントリが格納される。FATエントリは、次にリンクされるクラスタのクラスタ番号を示すものである。図2(B)の例では、クラスタ番号10に対応するFATエントリとして11が格納されている。このため、クラスタ番号10のクラスタは、クラスタ番号11のクラスタにリンクしていることになる。同様にクラスタ番号11に対応するFATエントリには12、クラスタ番号12に対応するFATエントリには13が夫々格納されており、クラスタ番号10、11、12、13の順でリンクされていることになる。次にクラスタ番号13に対応するFATエントリには0xFFが格納されているが、0xFFはリンクの終端を意味していることから、クラスタ番号10で始まるリンクは、10、11、12、13の4クラスタで終端することになる。また、クラスタ番号14に対応するFATエントリに格納



されている 0 は、そのクラスタがファイルに割り当てられておらず、空き領域であることを意味している。

#### 【0029】

図 2 (A)、(B) より、ファイル FILE 1. TXT に割り当てられたデータ領域がクラスタ番号 10、11、12、13 であることが認識され、実際に FILE 1. TXT のファイルのデータを読み込む場合には、図 2 (C) に示すように、データ領域 203 のクラスタ番号 10、11、12、13 のデータを順次読み込むことになる。

#### 【0030】

次に図 3 を用いて FAT ファイルシステムにおけるファイルデータの書き込み例を説明する。図 2 の例と同様に、ルートディレクトリエントリやデータ領域の一部に図 3 (A) に示すディレクトリエントリ 201 が格納されている場合を想定する。ディレクトリエントリ 201 で示されるファイルは、ファイル名が FILE 1. TXT であり、クラスタ番号 10 からファイルのデータが格納されている。また、ファイルサイズは 16000 バイトであり、図 3 の例では 1 クラスタの大きさが 4096 バイトであるため、4 クラスタにまたがってファイルのデータが格納されている。

#### 【0031】

図 3 (B) にファイル書き込み前の FAT 202 の状態を示す。図 3 (B) の FAT は、図 2 (B) の場合と同様に 10、11、12、13 の 4 クラスタがリンクされている状態を示しており、FILE 1. TXT には 10 から 13 の 4 クラスタにまたがってファイルのデータが格納されていることを示している。

#### 【0032】

ここで、FILE 1. TXT に対し、1000 バイトのデータを更に書き込みした場合を想定する。ファイルサイズは 16000 バイトから 17000 バイトに変更されるが、元々のデータ格納用に確保している 4 クラスタでは 16384 バイトまでしかデータを格納できないことから、新たに空きクラスタを割り当ててデータを格納する必要がある。

#### 【0033】

空き領域の割り当ては FAT から空きクラスタを取得し、FAT のリンクを繋ぎかえることで実現する。リンクの繋ぎかえ手順は次の通りである。まず第 1 に、図 3 (B) の FAT 202 から、空きクラスタであることを示す “0” が格納されたエントリを取得する。図 3 (B) の場合、クラスタ番号 14 が空きクラスタである。次に、ファイルサイズを拡張するファイルのリンク終端に、取得した空きクラスタをリンクする。図 3 (C) は、リンクを繋ぎかえた後の FAT 202 A の状態を示しており、FILE 1. TXT の終端であるクラスタ番号 13 のリンク先を 14 に変更し、クラスタ番号 14 のリンク先をリンク終端であることを示す 0 x FFF に変更する。この処理により図 3 (D) のように、FILE 1. TXT はファイルのデータ領域 203 A として、10、11、12、13、14 の 5 クラスタが割り当てられ、16001 バイト目から 16384 バイト目までをクラスタ番号 13 の領域に書き込み、16385 バイト目から 17000 バイト目までをクラスタ番号 14 の領域に書き込み、データ書き込み処理を行う。

#### 【0034】

このように、データ書き込み処理における空き領域検索処理は、FAT から “0” が格納されたエントリを取得する処理であるが、情報記録媒体 110 に多くのファイルが格納されている場合、空き領域を見つけるために多くの FAT エントリを確認する必要がある。最悪の場合、FAT の全てのエントリを確認しなければ空き領域が見つからないこともある。そのため、高速に空き領域を検索するために、全ての FAT を情報記録媒体 110 から情報処理装置 100 上のメモリに読み込んでおき、メモリ上で空き領域を検索することで情報記録媒体 110 からの読み込み処理を不要とする方法がある。しかしながら、FAT は情報記録媒体 110 の容量に比例して大きくなるため、全ての FAT を保持するのに十分なメモリ容量がない場合、FAT の一部のみをメモリ上に保持し、キャッシングする方法が取られる。

#### 【0035】

FATをキャッシュする場合、一度に情報記録媒体110から読み込むサイズを大きくすれば、空き領域検索処理で全てのFATを読み込む必要がある場合にFAT読み込みにかかるオーバーヘッドを低減することができる。しかしながら、ファイルデータを読み込む際にリンク先を辿るリンク先取得処理では、次に参照すべきFATの位置が予め分かっているため、FATの読み込みサイズは小さい方が効率的である。

#### 【0036】

そこで本実施の形態において特に主眼とするところは、上記のようにFATのアクセスに対する特性が異なる空き領域検索処理又はリンク先取得処理に基づいて、FATへのアクセス方法を変更し、処理を効率化する点である。これにより、大容量の情報記録媒体110を使用した場合でも、空き領域検索の最悪処理時間を短縮することを可能にし、さらに、リンク先取得処理の処理時間を増加させないことを可能にする。

#### 【0037】

本発明のテーマであるデータ領域管理方法の詳細を説明する前に、情報記録用の素子として半導体メモリを使用した情報記録媒体の特徴について説明する。半導体メモリは、小型、軽量の情報記録媒体を構成することが可能であり、様々な技術分野における情報記録媒体としての確固たる地位を築きつつある。半導体メモリはEEPROMあるいはFlashROMと呼ばれる不揮発性メモリを情報記録用の素子として使用している。特に多くの情報記録媒体で使用されるNAND型のメモリには、データを書き込む前に一旦書き込み先に記録されているデータを消去して、白紙の状態に戻してからデータ書き込みを行わなければならないという特徴がある。

#### 【0038】

ここでデータを消去する単位は消去ブロックと呼ばれ、アクセスの最小単位であるセクタが複数個集まったブロックとして管理されている。すなわち、アクセスはセクタ（例えば512バイト）単位で行うことが可能であるが、書き込みに先立ち必要となるデータの消去処理は消去ブロック（例えば16KB）単位で行われる。例えば、1セクタの書き込み処理に200 $\mu$ 秒、1消去ブロック（16KB）の消去処理に2m秒、コマンド発行のオーバーヘッドに3m秒かかるFlashROMを想定する。このFlashROMの1消去ブロック（16KB）の書き込み時間は、2m秒、32 $\times$ 200 $\mu$ 秒、3m秒を加算して合計11.4m秒となる。また、1セクタの書き込み時間は、2m秒、1 $\times$ 200 $\mu$ 秒、3m秒を加算して合計5.2m秒となる。すなわち、16KBのデータを消去ブロック単位で書き込みを行った場合は16KBあたり11.4m秒の書き込み時間がかかるのに対し、同じ16KBのデータを1セクタ単位で書き込みを行った場合は16KBあたり166.4m秒の書き込み時間がかかり、消去ブロック単位で書き込みを行った場合に書き込み時間が最短になるという特徴がある。

#### 【0039】

このような一定の大きさのブロック単位でアクセス性能の最速となる特徴は、半導体メモリを用いた情報記録媒体だけではなく、一部の光ディスクも有する特徴である。本発明は、このような一定の大きさのブロック単位でアクセスした場合にアクセス性能が最速となる特性をもつ情報記録媒体に適用した場合、特に効果が大きいことが予想される。

#### 【0040】

以下、本実施の形態1におけるデータ領域管理方法を説明する。図4は、情報記録媒体上に構築されたファイルシステムの一例を示す図である。図4の例では、情報記録媒体として半導体メモリを使用した場合を想定しており、最小のアクセス単位を1セクタ（512バイト）とし、先に説明した消去ブロックを32セクタ（16KB）と仮定している。FATは情報記録媒体の容量に比例した大きさであり、通常、消去ブロックを意識せずに配置されるため、図4に示すように二重化されたFATの1つ目であるFAT1の先頭は消去ブロックの途中に配置される。また、FAT1は123セクタの大きさであり、消去ブロック8から12までの5つの消去ブロックにまたがって配置されている。本実施の形態におけるデータ領域管理方法では、空き領域検索処理時におけるFATのキャッシュを、この消去ブロック単位で行うことで、FATに対するアクセスを高速に行う。

## 【0041】

続いて、FATキャッシュについて説明する。図5は、キャッシュメモリ103A上に存在するFATキャッシュ501の一例を示す図である。FATキャッシュ501は、図1のキャッシュメモリ103A内の一部の領域を使用し、FATキャッシュ制御部108により管理されている。FATキャッシュ制御部108は、FATキャッシュ501用に割り当てられているキャッシュメモリ103A内で、複数のキャッシュブロックの生成と解放を繰り返し、FATから空き領域を検索する。あるいはFATキャッシュ制御部108は、リンク先を取得する機能をファイルシステム制御部107に対して提供する。

## 【0042】

図5(A)の例では、FATキャッシュ501内に4つのキャッシュブロックが存在し、それぞれ情報記録媒体110からFATが読み込まれている。キャッシュブロックのブロックサイズは、消去ブロックサイズである32セクタか、最小アクセス単位である1セクタかのいずれかである。図5(A)の例では、キャッシュブロック1及び4のブロックサイズが32セクタであり、キャッシュブロック2及び3のブロックサイズが1セクタである。残りの領域は空き領域として管理され、キャッシュがミスヒットした際にキャッシュブロックを新たに生成する領域として使用される。

## 【0043】

また図5(B)は、FATキャッシュ501を管理する情報を格納するFATキャッシュ管理情報502の一例を示した図であり、図5(A)の状態のFATキャッシュ501に対応している。FATキャッシュ管理情報502には、キャッシュブロックのFATキャッシュ501上での開始位置を示すブロック開始アドレス、キャッシュブロック内に読み込まれているFATがFAT内のどの部分かを示すFATアドレス、キャッシュブロック内に読み込まれているFATのサイズを示すFATサイズ、キャッシュブロック内のFATが更新されているか否かを示す更新フラグが含まれる。

## 【0044】

図5(B)の例では、キャッシュブロック1がFATキャッシュ501の先頭位置から存在し、情報記録媒体のFAT先頭から22セクタ分のFATを読み込んでおり、かつキャッシュブロック1内のFATの一部が更新されていることを示している。本実施の形態では先頭位置を0ではなく、1と表現している。また、キャッシュブロック2がFATキャッシュ501上の33セクタ目から存在し、情報記録媒体のFATの60セクタ目から1セクタ分のFATを読み込んでおり、かつキャッシュブロック2内のFATは更新されていないことを示している。さらに、キャッシュブロック5に対応するFATキャッシュ管理情報502には、アドレスやサイズの情報に0xFFFFが設定されており、キャッシュブロック5が存在しないことを示している。ここで0xFFFFに該当する10進数の65535は、本実施の形態で有効なアドレス、サイズとして使用しない値であることを前提としている。

## 【0045】

続いて、本実施の形態における空き領域検索処理について、情報記録媒体及びFATキャッシュが図4、図5の状態である場合を例として説明する。図6は本実施の形態における空き領域検索処理の流れを示すフローチャートである。空き領域検索処理は、図1のアプリケーションプログラム106からファイルシステム制御部107に出されたファイルアクセス要求に対し、ファイルシステム制御部107からFATキャッシュ制御部108に対し空き領域検索要求が出され、FATキャッシュ制御部108において実行される。FATキャッシュ制御部108は、適宜FATキャッシュ内のFATを読み込み、空き領域を検索した上で、取得した空き領域のクラスタ番号をファイルシステム制御部107に返す。

## 【0046】

空き領域検索処理では、第1に空き領域の検索を開始するクラスタ番号SCNを取得する(S601)。SCNには、前回空き領域検索を終了した位置のクラスタ番号を保持しておき、次の空き領域検索処理に使用する。

## 【0047】

次に、SCNに対応するFAT上のエントリが格納されたFATを含む消去ブロック番号EBNを算出する(S602)。図4、図5の例において、SCNを2とし、対応するFAT上のエントリがFATの先頭セクタに格納されている場合を想定する。このとき、123セクタの大きさを持つFAT1の先頭セクタは、図4に示すように消去ブロック8に含まれる。そのため、EBNは8と算出される。同様に、SCNの値が大きく、対応するFAT上のエントリがFATの100セクタ目に存在する場合、FAT1の100セクタ目は図4に示すFAT1-4の領域に含まれることから、EBNとして11が算出される。

## 【0048】

次に、EBNで示される消去ブロックにFAT1以外のデータが含まれるか確認する(S603)。例えばEBNが8の場合、図4に示すように消去ブロック8にはFAT1の他にMBR・PTの一部や、PBSが含まれることから、S603の判定処理はYesとなり、S605の処理に進む。またEBNが11の場合、図4に示すように消去ブロック11はFAT1のデータのみを含むため、S603の判定処理はNoとなり、S604の処理に進む。

## 【0049】

S603の判定がNoとなった場合、FAT読み込みサイズRSとして消去ブロックサイズの32セクタを設定する(S604)。S603の判定がYesとなった場合、FAT読み込みサイズRSとして消去ブロック内のFATのデータ長を算出する(S605)。図4、図5の例では、EBNが8あるいは12の場合にこの処理が実施される。EBNが8の場合RSとして22セクタが設定され、EBNが12の場合RSとして5セクタが設定される。また、FATの先頭が読み込み対象の場合、読み込み開始位置として、消去ブロックの途中の位置が設定される。すなわち、EBNが8の場合、読み込み開始位置として消去ブロック8内の11セクタ目が設定される。ここまでの処理により、情報記録媒体上のFATの読み込み位置と読み込みサイズが決定される。

## 【0050】

次に読み込み対象領域のFATが既にFATキャッシュ上に存在するか確認する(S606)。存在する場合、そのキャッシュブロックの大きさが1セクタであるか確認する(S607)。1セクタでない場合、既に対象FATがFATキャッシュ上に存在するため、キャッシュブロック取得後の処理であるS610の処理に進む。

## 【0051】

S606において読み込み対象領域のFATがFATキャッシュ上に存在しなかった場合、あるいはS607においてキャッシュブロックの大きさが1セクタであった場合、FATの再読み込みが必要となる。FATの再読み込みに先立ち、FATキャッシュの書き戻し処理を行う(S608)。書き戻し処理では、読み込み対象領域のFATが既にFATキャッシュ上に存在する場合、FATキャッシュ上で更新されていれば、情報記録媒体にFATを書き込んだ後FATキャッシュ上の対象キャッシュブロックを解放する。また、FATキャッシュ上の空き領域が消去ブロックサイズ(32セクタ)未満であれば、FAT再読み込みに必要な空き領域を確保するために、任意のキャッシュブロックを先の解放手順と同様の手順で解放する。

## 【0052】

次に、情報記録媒体からFATをFATキャッシュに読み込み、FATキャッシュ管理情報を更新する(S609)。ここまでの処理により、空き領域検索開始位置のエントリを含むFATがFATキャッシュ上に存在ようになる。

## 【0053】

次に、FATキャッシュ上のキャッシュブロック内で空き領域を検索する(S610)。空き領域の検索は、検索開始クラスタ番号SCNから順にエントリを参照し、値が空き領域を示す“0”であるか確認する。“0”でない場合は次のエントリを参照し、“0”であるエントリを見つけるまで処理を繰り返す。“0”であるエントリを見つけた時点で

、検索開始クラスタ番号を現在の参照位置に変更する。また、現在参照しているキャッシュブロック内で空き領域が見つからなかった場合は、検索開始クラスタ番号を、現在参照しているキャッシュブロックの終端位置に変更する。

#### 【0054】

S610の処理で空き領域を取得した場合、取得した空き領域のクラスタ番号をファイルシステム制御部107に通知し、処理を終了する(S611)。空き領域が取得できなかった場合、未だFATの全領域を検索していなければS602の処理に戻り、S610で変更した検索開始クラスタ番号から空き領域検索処理を続行する(S612)。既にFATの全領域を検索していれば、空き領域が存在しないため、ファイルシステム制御部107に空き領域がない旨を通知し、処理を終了する。

#### 【0055】

上記処理において空き領域の検索処理は、S601の検索開始クラスタ番号から検索を開始し、FAT終端まで検索しても空き領域が見つからなかった場合は、FAT先頭から検索を続行し、S601の検索開始クラスタ番号まで行う。すなわち、FATの全領域に対して空き領域の検索を行った時点で、検索処理を終了する。

#### 【0056】

このように、本実施の形態における空き領域検索処理は、FATに消去ブロック単位でアクセスし、FATキャッシュに読み込む。空き領域検索処理の後、取得した空き領域にデータが書き込まれると、FATキャッシュが更新されるが、情報記録媒体へのFATの書き戻しも同様に消去ブロック単位でアクセスされるため、高速にFATにアクセスすることが可能となる。

#### 【0057】

続いて、本実施の形態におけるリンク先取得処理について、情報記録媒体110及びFATキャッシュが図4、図5の状態である場合を例として説明する。図7は本実施の形態におけるリンク先取得処理の流れを示すフローチャートである。リンク先取得処理は、アプリケーションプログラム106からファイルシステム制御部107に出されたファイルアクセス要求に対し、ファイルシステム制御部107からFATキャッシュ制御部108に対しリンク先取得要求が出され、FATキャッシュ制御部108において実行される。FATキャッシュ制御部108は、適宜FATキャッシュ内のFATを読み込み、リンク先を取得した上で、取得したリンク先のクラスタ番号をファイルシステム制御部107に返す。

#### 【0058】

リンク先取得処理では、第1にリンク先を取得したいリンク元のクラスタ番号LCNを取得する(S701)。LCNは、ファイルシステム制御部107がアクセスしているファイル位置を示すクラスタ番号であり、ファイルシステム制御部107がFATキャッシュ制御部108に通知する。

#### 【0059】

次に、LCNに対応するFAT上のエントリが格納されたFATを含むセクタのセクタ番号SNを算出する(S702)。図4、図5の例において、LCNを2とし、対応するFAT上のエントリがFATの先頭セクタに格納されている場合を想定する。このとき、SNはFAT先頭セクタであることを示す1となる。同様に、LCNの値が大きく、対応するFAT上のエントリがFATの100セクタ目に存在する場合、SNは100となる。

#### 【0060】

リンク先取得処理では、FATの読み込みサイズは固定の1セクタとするため、ここまでの処理により、情報記録媒体110上のFATの読み込み位置と読み込みサイズが決定される。次に読み込み対象領域のFATが既にFATキャッシュ上に存在するか否かを確認する(S703)。存在する場合、キャッシュブロック取得後の処理であるS706の処理に進む。S703において読み込み対象領域のFATがFATキャッシュ上に存在しなかった場合、FATの読み込みが必要となる。FATの読み込みに先立ち、FATキャ

ッシュ上の空き領域が存在しない場合、FAT読み込みに必要な空き領域を確保するために、任意のキャッシュブロックを解放する。このとき、解放を行うキャッシュブロックがFATキャッシュ上で更新されていれば、情報記録媒体110にFATを書き込んだ後に解放する。

#### 【0061】

次に、情報記録媒体110からFATをFATキャッシュに読み込み、FATキャッシュ管理情報を更新する(S705)。ここまでの処理により、リンク元クラスタ番号のエントリを含むFATがFATキャッシュ上に存在するようになる。次に、FATキャッシュ上のキャッシュブロック内で、リンク先クラスタ番号を取得し、取得したクラスタ番号をファイルシステム制御部107に通知した後、処理を終了する(S706)。

#### 【0062】

このように、本実施の形態におけるリンク先取得処理は、FATにセクタ単位でアクセスし、FATキャッシュに読み込む。リンク先取得処理では、FAT上の特定の1エントリのみを参照すれば、リンク先を取得することが可能なため、情報記録媒体への最小のアクセス単位であるセクタ単位でアクセスし、高速にリンク先を取得することが可能となる。

#### 【0063】

以上のように本実施の形態では、FATのアクセスサイズを処理に応じて変更することにより、FATアクセスを効率化することができる。即ち、空き領域検索処理では、消去ブロック単位でのアクセスを行うことで、FAT読み込みに対するオーバーヘッドを削減し、空き領域検索処理の最悪時間を短縮することが可能となる。また、リンク先取得処理では、セクタ単位でのアクセスを行うことで、1回のリンク先取得処理にかかる処理時間を短縮することが可能となる。

#### 【0064】

なお、本発明の実施の形態では、図5(B)に示すように、FATキャッシュ管理情報502として、ブロック開始アドレス、FATアドレス、FATサイズ、更新フラグの4つの情報を1組として管理する例を記載したが、同様の情報によりFATキャッシュの管理が可能であれば、他の形式としても良い。また、空き領域検索処理において、空き領域の検索を開始するクラスタ番号SCNに、前回空き領域検索を終了した位置のクラスタ番号を保持しておき、次の空き領域検索処理に使用する例について説明した。しかし、乱数を使用する、毎回FAT先頭を設定するなど、その他の値を使用してもよい。

#### 【0065】

また、本発明の実施の形態では、消去ブロック単位でのアクセスが最速である情報記録媒体を想定して説明を行ったが、アクセス開始位置にアクセス性能が依存しない情報記録媒体に適用しても良い。その場合、本実施の形態では消去ブロック境界を意識したFATのキャッシュを行ったが、単純にFAT先頭から固定長ブロック単位でキャッシュをするように変更してもよい。

#### 【0066】

(実施の形態2)

次に本発明の実施の形態2におけるデータ領域管理方法について説明する。図8は実施の形態2における情報処理装置、及び情報記録媒体の構成図である。実施の形態1における情報処理装置100Aと構成が異なる点は、情報処理装置100B内のキャッシュメモリ103Bが、FAT\_ReadキャッシュとFAT\_Writeキャッシュとの2つのFAT用キャッシュを含む点である。

#### 【0067】

本実施の形態では、FATキャッシュ用にブロックサイズの異なる2つのキャッシュ領域を用意し、用途に応じて使い分ける。空き領域検索時及び情報記録媒体110へのFAT更新時には、ブロックサイズの大きなFAT\_Writeキャッシュを使用する。また、リンク更新が伴わないリンク先取得時には、ブロックサイズの小さなFAT\_Readキャッシュを使用する。このように用途に応じて2種類のキャッシュ領域を使い分けるこ



とにより、FATに対するアクセスを効率化する。

#### 【0068】

続いて、本実施の形態におけるFAT\_Readキャッシュ、FAT\_Writeキャッシュについて説明する。図9は、キャッシュメモリ上に存在するFAT\_Readキャッシュ901、FAT\_Writeキャッシュ902の一例を示す図である。FAT\_Readキャッシュ901はM個のセクタから構成され、図8のFATキャッシュ制御部107により、セクタ単位で管理されている。このFAT\_Readキャッシュ901はFATの読み込み処理にのみ使用し、ファイルデータの追記などFAT上のエントリを更新する場合は、FAT\_Writeキャッシュ902を使用する。

#### 【0069】

FAT\_Writeキャッシュ902は、N個の固定長ブロックから構成され、FATキャッシュ制御部108により、固定長ブロック単位で管理されている。情報記録媒体110が半導体メモリの場合、固定長ブロックの大きさとして消去ブロックサイズを使用する（図9の例では32セクタ）。このFAT\_Writeキャッシュ902は空き領域検索処理か、あるいは情報記録媒体110へのFATの更新を行う際に使用する。

#### 【0070】

また図9（B）は、FAT\_Readキャッシュ901、FAT\_Writeキャッシュ902を管理する情報を格納するFATキャッシュ管理情報903の一例を示した図であり、図9（A）の状態のFAT\_Readキャッシュ901、FAT\_Writeキャッシュ902に対応している。FATキャッシュ管理情報903には、キャッシュブロック内に読み込まれているFATがFATのどの部分かを示すFATアドレス、キャッシュブロック内に読み込まれているFATのサイズを示すFATサイズ、キャッシュブロック内のFATが更新されているか否かを示す更新フラグが含まれる。FATキャッシュ管理情報903は、この3つの情報を1組として、FAT\_Readキャッシュ901用にM組、FAT\_Writeキャッシュ902用にN組の情報を含む。

#### 【0071】

FAT\_Readキャッシュ901は、セクタ単位で管理され、各キャッシュブロックには1セクタの情報が格納されることから、FATの情報を読み込んでいるキャッシュブロックは、FATサイズが必ず1となる。また、FAT\_Readキャッシュ901は読み込み処理にのみ使用されるため、キャッシュブロック上のFATが更新されることはなく、更新フラグは常に“更新なし”の状態に設定されている。更に、現在使用していないキャッシュブロックには、アドレスやサイズの情報に未使用状態であることを示す0xFF FF F Fを設定する。ここで0xFF FF F Fに該当する10進数の65535は、本実施の形態で有効なアドレス、サイズとして使用しない値であることを前提としている。

#### 【0072】

続いて、本実施の形態における空き領域検索処理について説明する。図10は、本実施の形態における空き領域検索処理の流れを示すフローチャートである。実施の形態1における空き領域検索処理と異なる点は、FAT用のキャッシュとしてFAT\_Writeキャッシュのみを使用する点と、S1006において読み込み対象領域のFAT\_Writeキャッシュが存在した後に、キャッシュブロックのサイズを判定する処理がない点である。

#### 【0073】

キャッシュブロックのサイズ判定処理がない理由は、使用するキャッシュがFAT\_Writeキャッシュのみであり、読み込み対象領域のFAT\_Writeキャッシュが存在した場合、キャッシュブロックのサイズは必ず予め定められた固定長（例えば32セクタ）となっているためである。

#### 【0074】

続いて、本実施の形態におけるリンク先取得処理について説明する。図11は、本実施の形態におけるリンク先取得処理の流れを示すフローチャートである。実施の形態1におけるリンク先取得処理と異なる点は、FAT用のキャッシュとしてFAT\_Readキャ

ッシュのみを使用する点である。ここでは、空き領域検索処理においてF A T \_ W r i t e キャッシュを使用する手順、リンク先取得処理においてF A T \_ R e a d キャッシュを使用する手順について説明を行った。ファイルデータの追記や、ファイルの削除など、F A T を更新する処理を行う場合には、空き領域検索処理と同様にF A T \_ W r i t e キャッシュに対する操作を行う。

#### 【0075】

以上のように、本実施の形態2ではF A T に対してアクセスする際に、ブロックサイズの異なる2つのキャッシュを使い分けることにより、F A T へのアクセスを効率化することができる。即ち、空き領域検索処理やF A T 更新処理などの比較的大きな単位でF A T にアクセスした方が効率的な場合には、ブロックサイズの大きなキャッシュを使用し、リンク先取得処理などの比較的小さな単位でF A T にアクセスした方が効率的な場合には、ブロックサイズの小さなキャッシュを使用する。これにより、F A T アクセス時のオーバーヘッドを低減し、効率良くF A T にアクセスすることが可能となる。

#### 【0076】

なお、本発明の実施の形態では、F A T キャッシュ管理情報としてF A T アドレス、F A T サイズ、更新フラグの3つの情報を1組として管理する例を記載したが、同様の情報によりF A T キャッシュの管理が可能であれば他の形式としてもよい。また、本発明の実施の形態では消去ブロック単位でのアクセスが最速である情報記録媒体を想定して説明を行ったが、アクセス開始位置にアクセス性能が依存しない情報記録媒体に適用してもよい。その場合、本実施の形態では消去ブロック境界を意識したF A T のキャッシュを行ったが、単純にF A T 先頭から固定長ブロック単位でキャッシュをするように変更してもよい。

#### 【産業上の利用可能性】

#### 【0077】

本発明にかかるデータ領域管理方法は、情報記録媒体からF A T を用いてデータを読み出し又は記録する際、F A T に関わる情報処理装置のメモリ資源に負担をかけずにデータのアクセスを高速に行うことができるので、メモリ容量の制限された携帯端末装置(P D A)や、キャッシュメモリを有する情報処理装置などの用途に広く活用できる。また本発明は不揮発性の半導体メモリやハードディスクを情報記録媒体に持つ情報処理装置には好適である。

#### 【図面の簡単な説明】

#### 【0078】

【図1】本発明の実施の形態1における情報処理装置、及び情報記録媒体の構成図である。

【図2】F A T ファイルシステムのデータ格納例を示す図である。

【図3】F A T ファイルシステムのファイルデータ書き込み例を示す図である。

【図4】情報記録媒体上に構築されたファイルシステムの構成例を示す図である。

【図5】実施の形態1におけるF A T キャッシュの一例を示す図である。

【図6】実施の形態1における空き領域検索処理を示すフローチャートである。

【図7】実施の形態1におけるリンク先取得処理を示すフローチャートである。

【図8】実施の形態2における情報処理装置、及び情報記録媒体の構成図である。

【図9】実施の形態2におけるF A T \_ R e a d キャッシュ及びF A T \_ W r i t e キャッシュの一例を示す図である。

【図10】実施の形態2における空き領域検索処理を示すフローチャートである。

【図11】実施の形態2におけるリンク先取得処理を示すフローチャートである。

#### 【符号の説明】

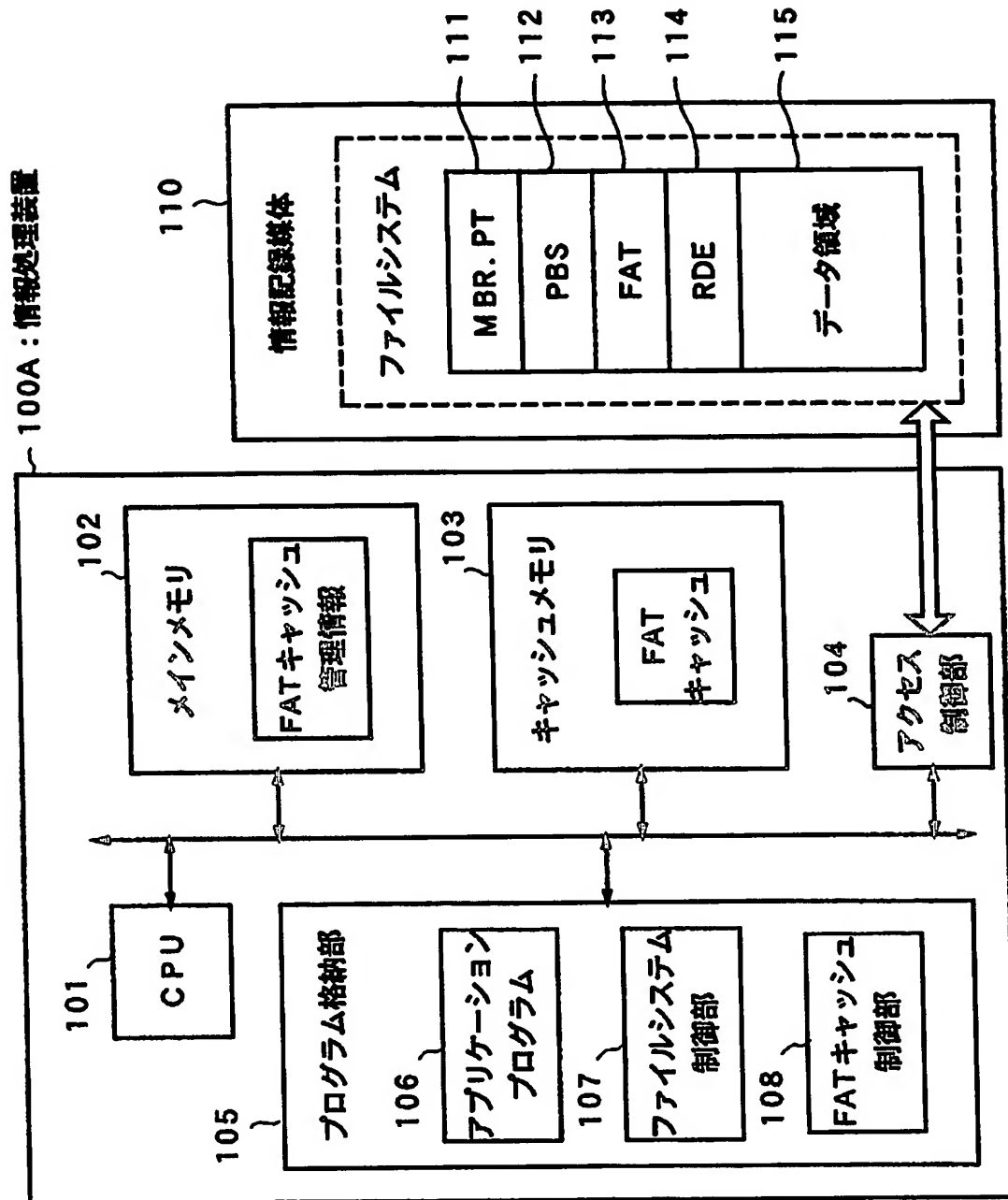
#### 【0079】

100A, 100B      情報処理装置  
101      C P U  
102      メインメモリ



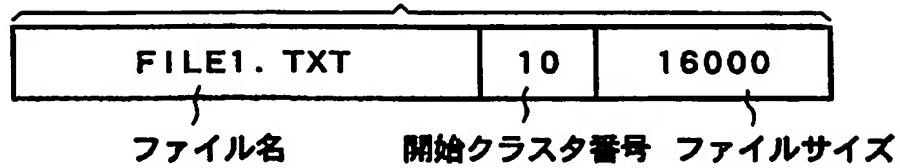
103A, 103B    キャッシュメモリ  
104    アクセス制御部  
105    プログラム格納部  
106    アプリケーションプログラム  
107    ファイルシステム制御部  
108    FATキャッシュ制御部  
110    情報記録媒体  
111    マスターブートレコード・パーティションテーブル (MBR・PT)  
112    パーティションブートセクタ (PBS)  
113, 202, 202A    FAT  
114    ルートディレクトリエントリ (RDE)  
115, 203, 203A    データ領域  
201    ディレクトリエントリ  
501    FATキャッシュ  
502, 903    FATキャッシュ管理情報  
901    FAT\_Readキャッシュ  
902    FAT\_Writeキャッシュ

【書類名】 図面  
【図 1】

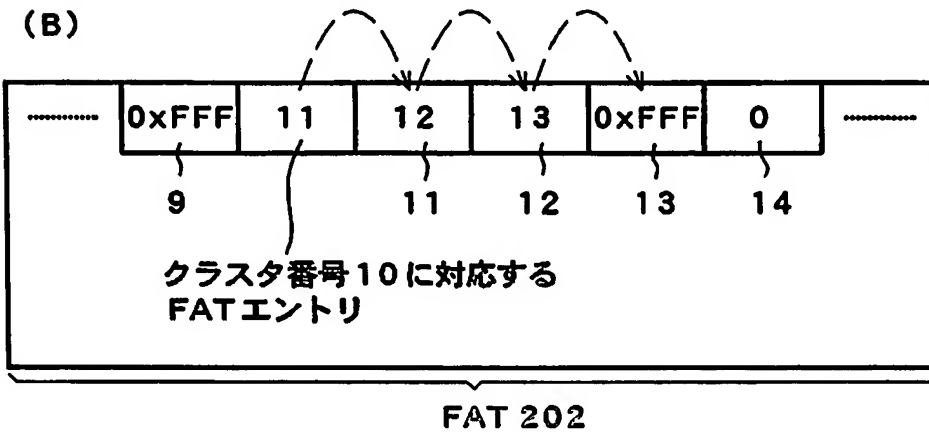


【図 2】

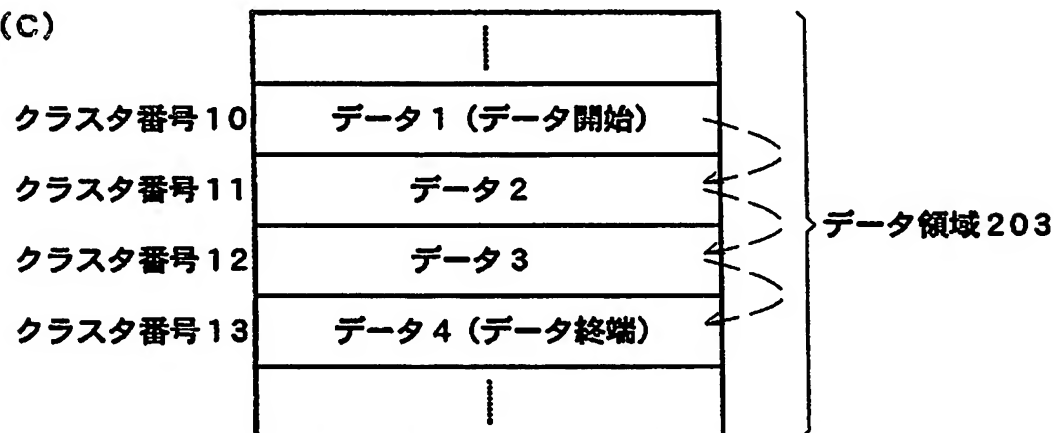
(A) **ディレクトリエントリ 201**



(B)

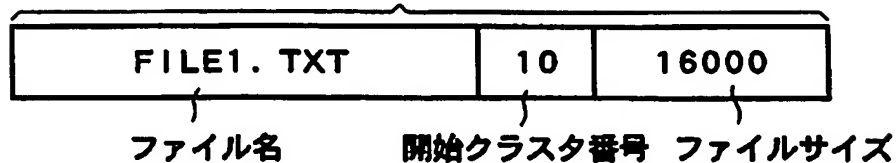


(c)

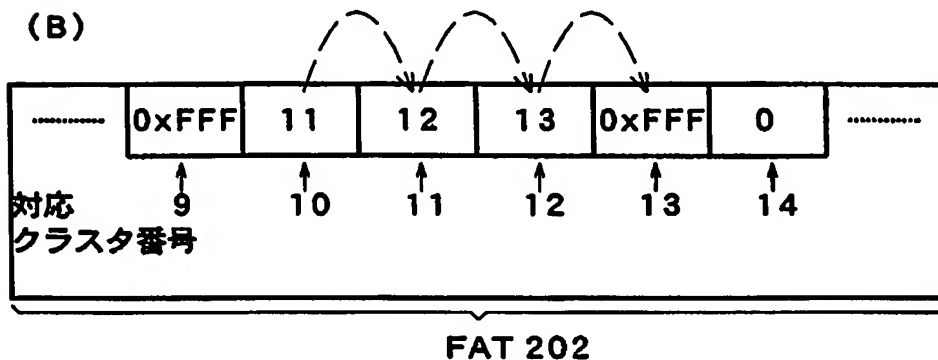


【図3】

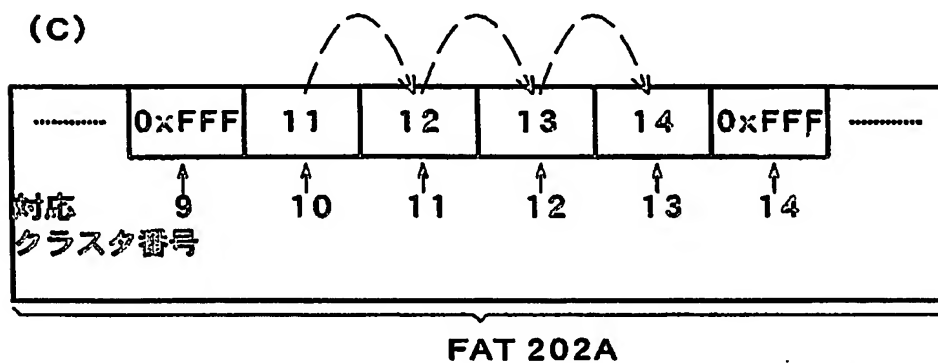
## (A) ディレクトリエントリ201



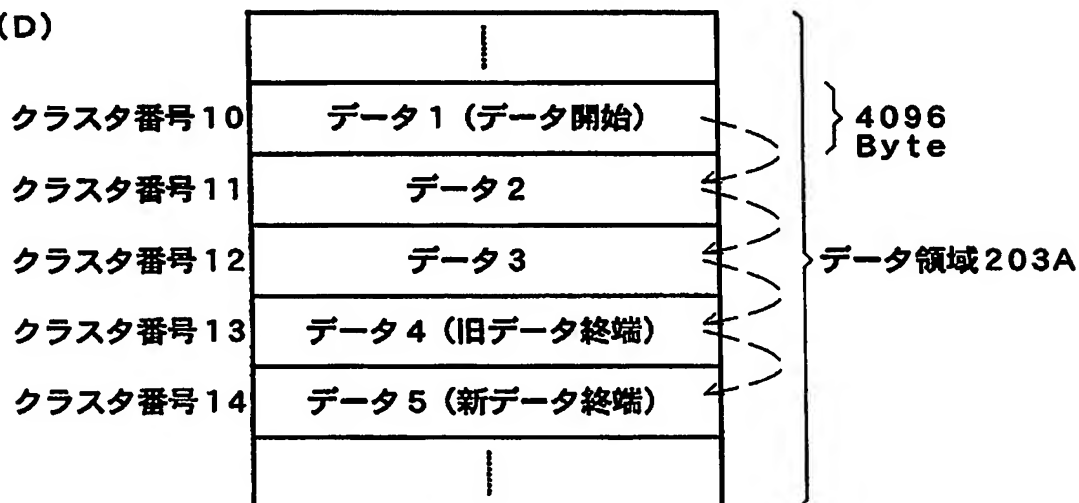
## (B)



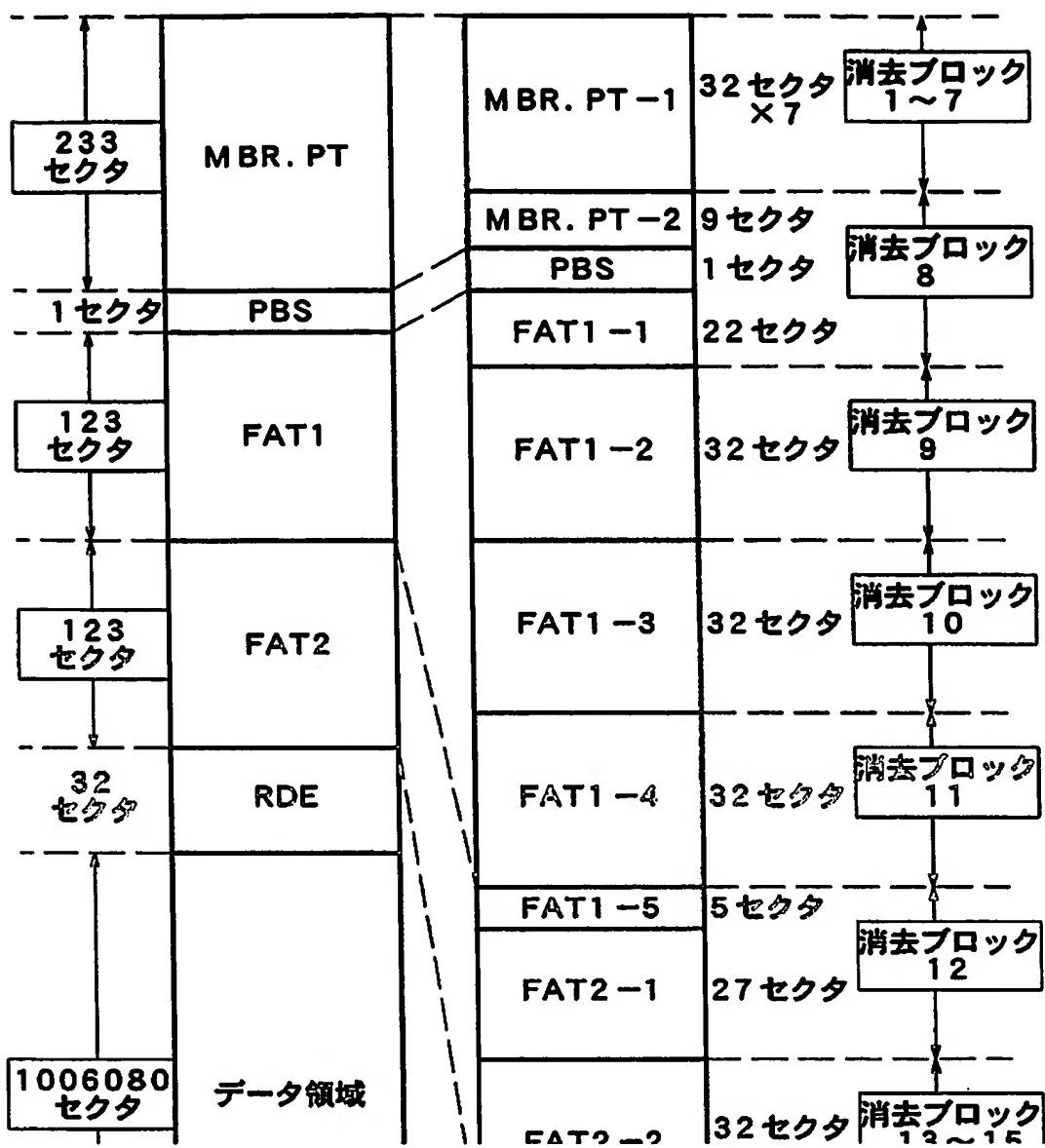
## (C)



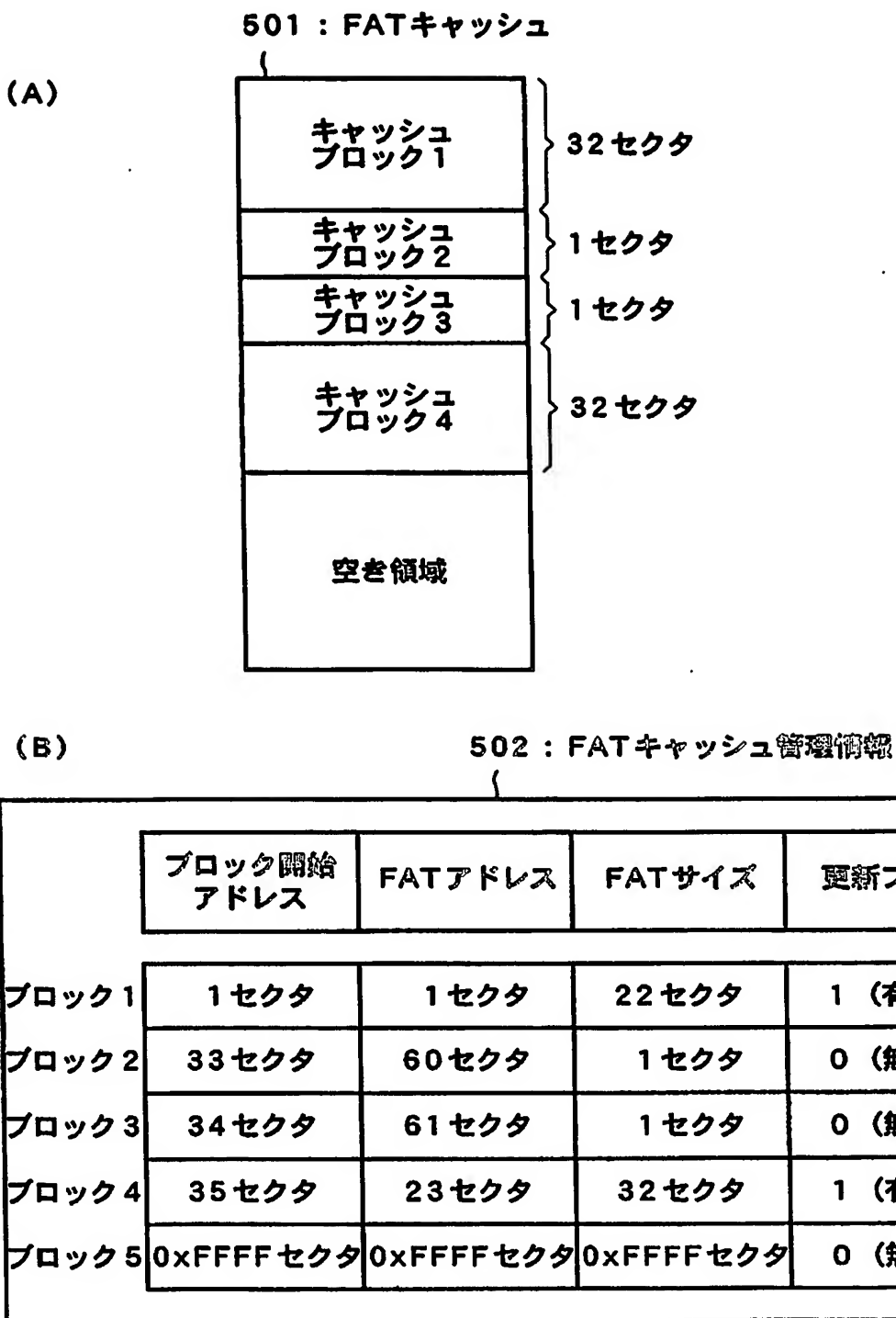
## (D)



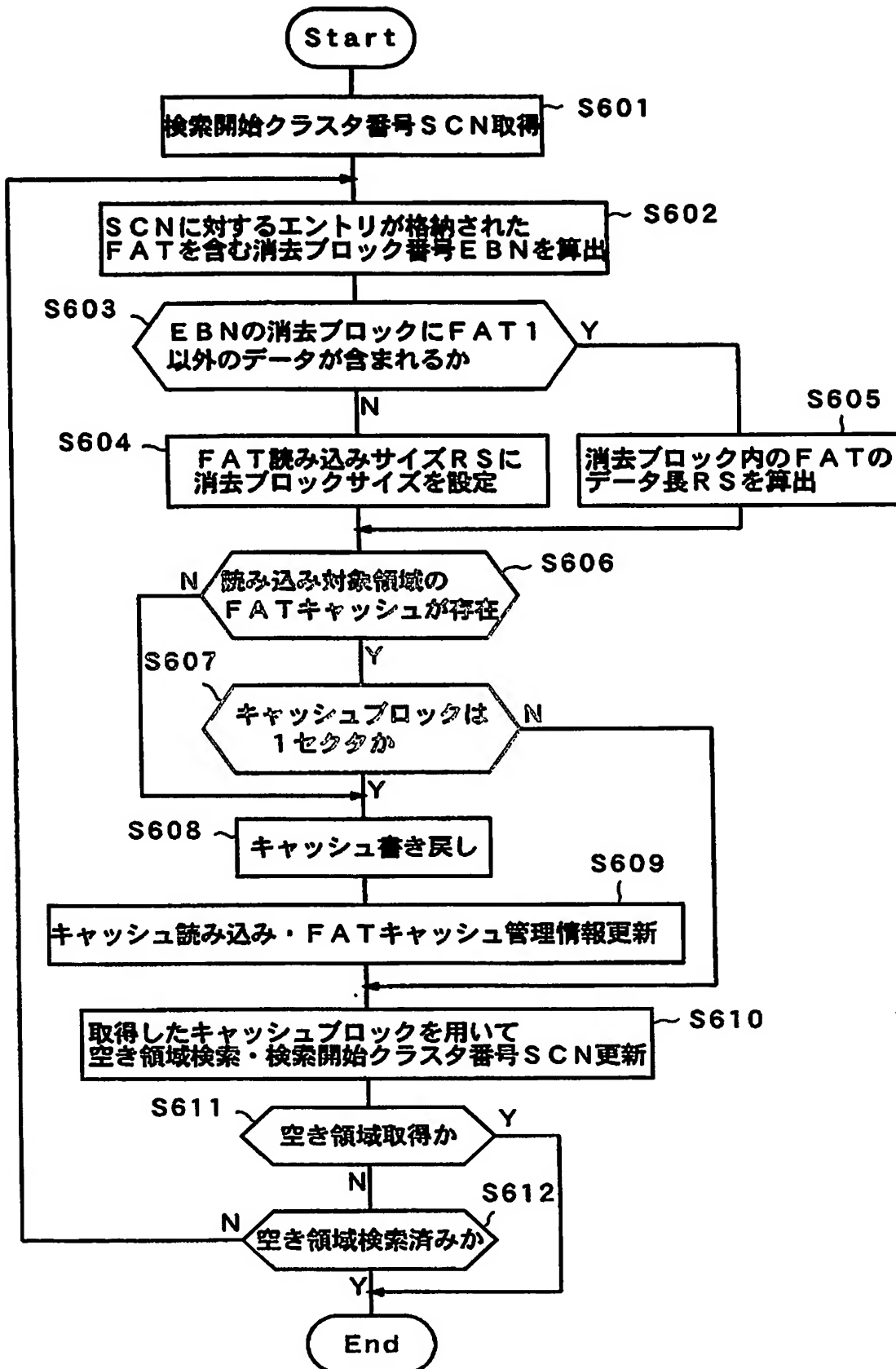
【図 4】



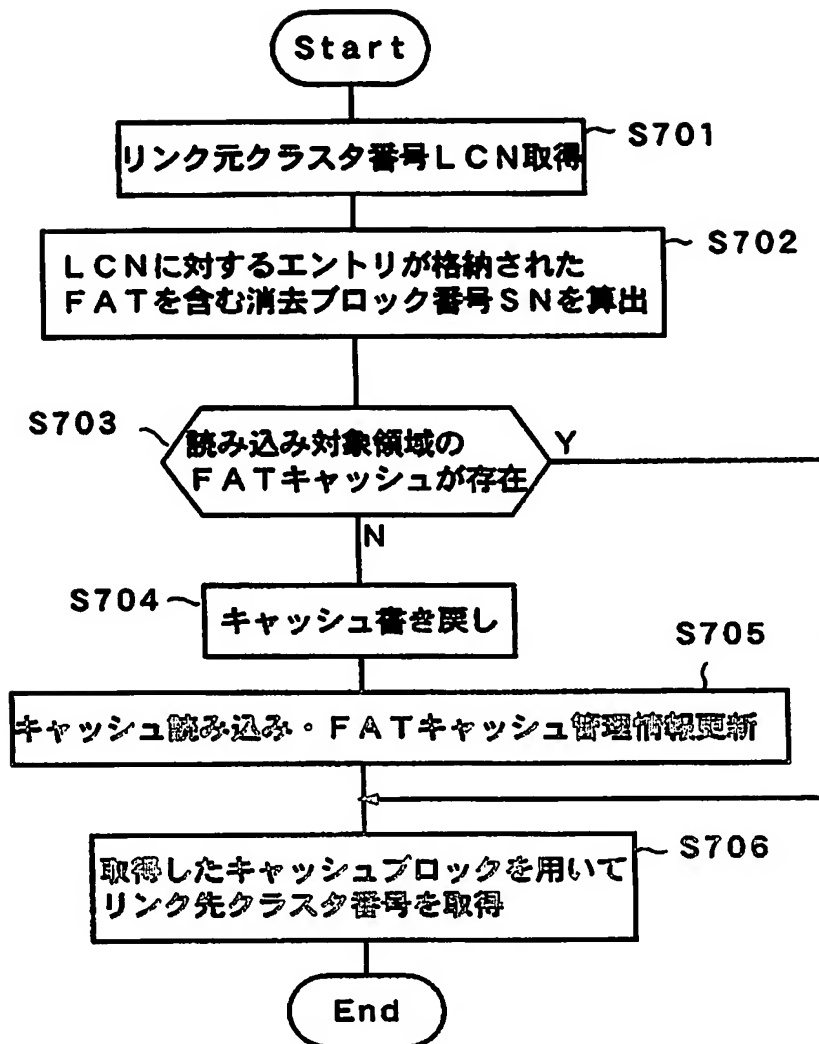
【図 5】



【図 6】

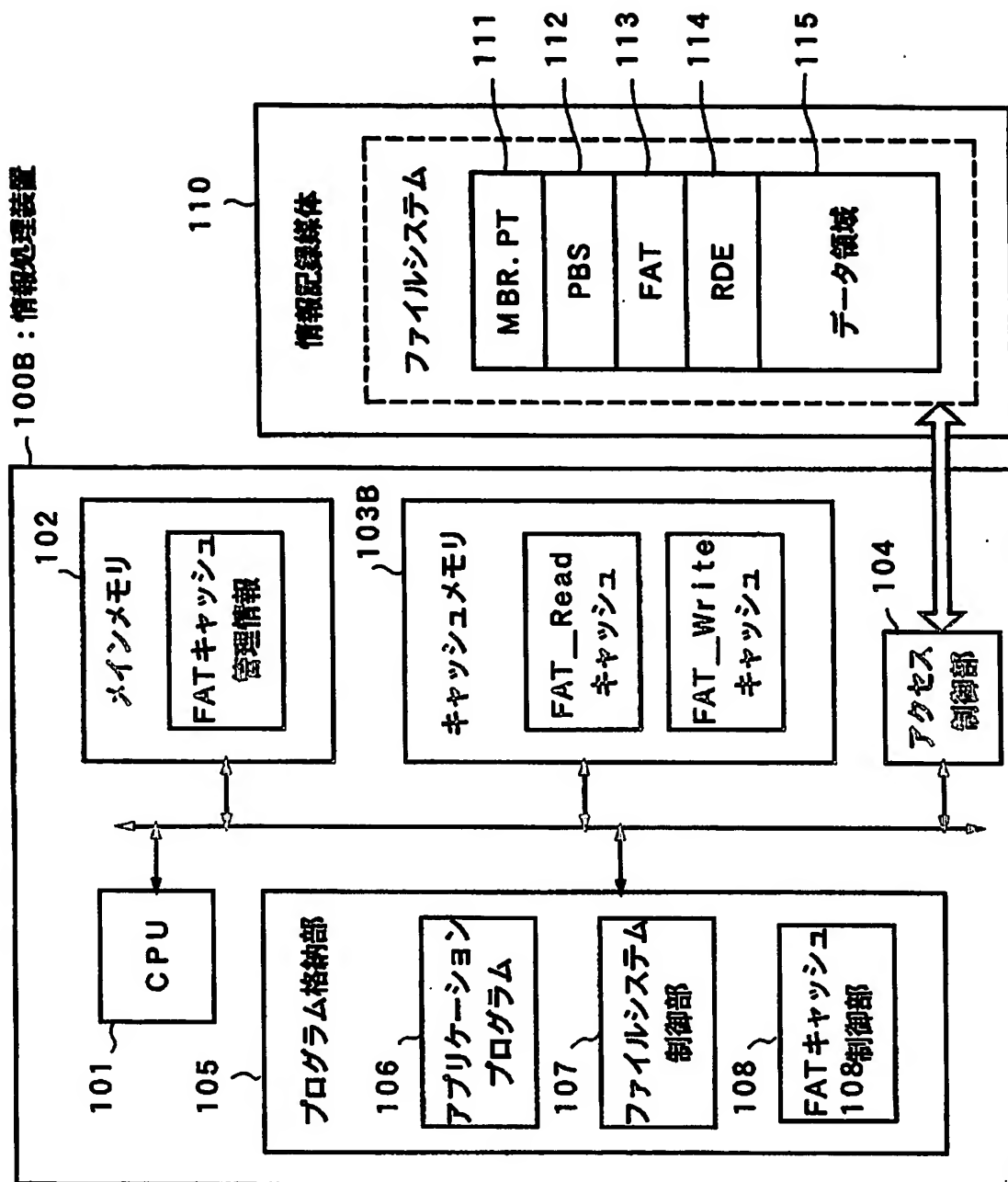


【図 7】





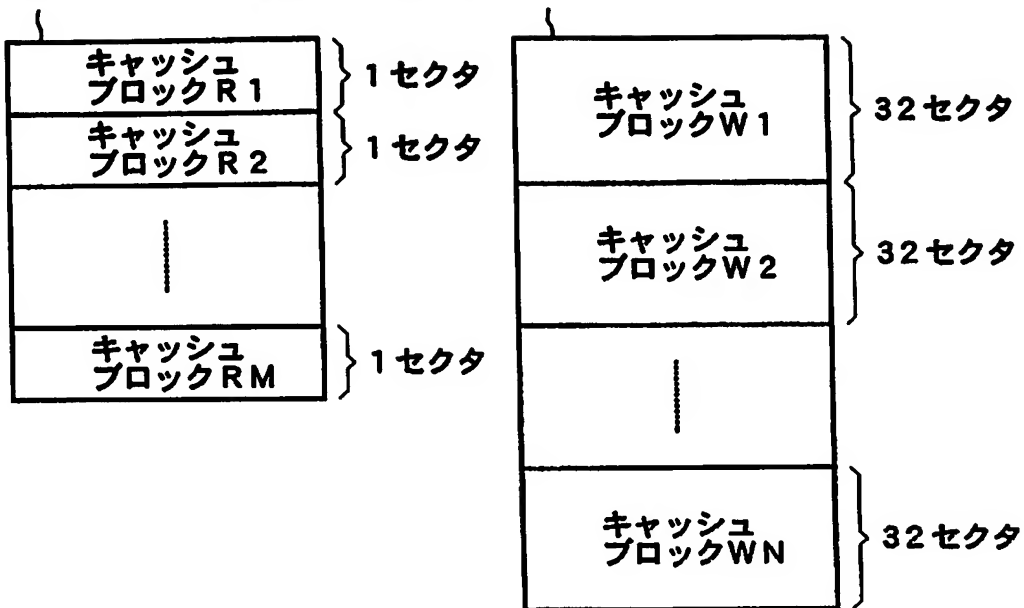
【図8】



【図 9】

(A)

901 : FAT\_Read キャッシュ    902 : FAT\_Write キャッシュ

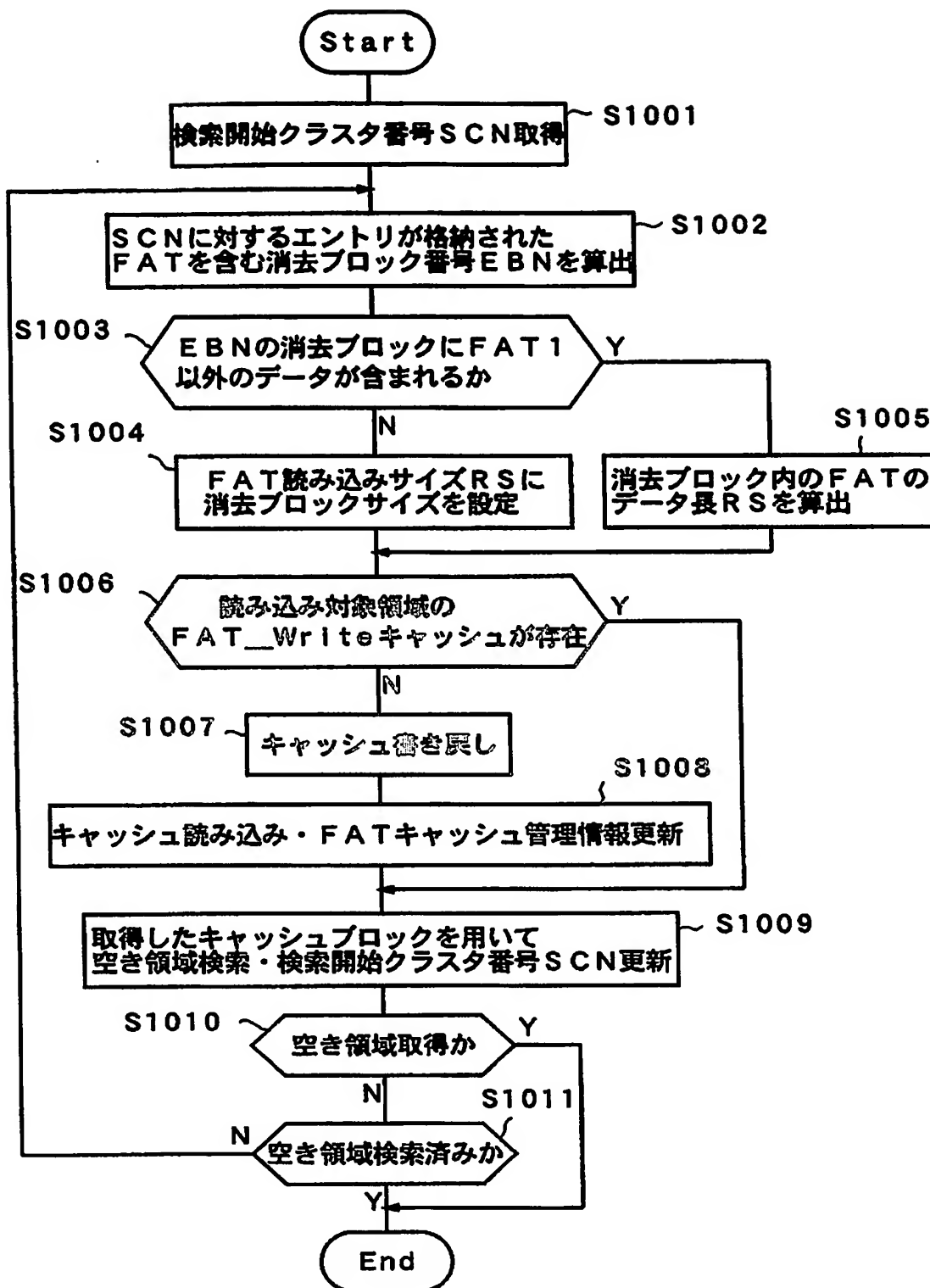


(B)

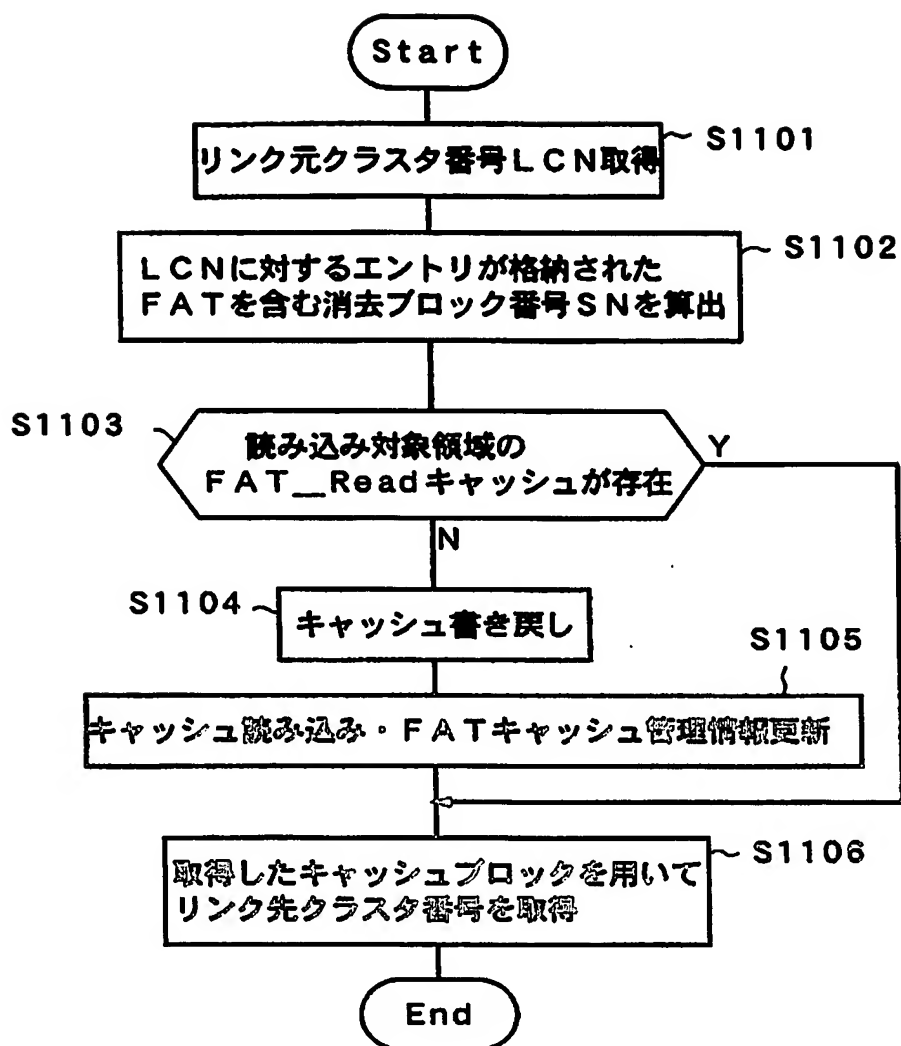
903 : FAT キャッシュ管理情報

	FATアドレス	FATサイズ	更新フラグ
ブロック R 1	60 セクタ	1 セクタ	0 (無し)
ブロック R 2	61 セクタ	1 セクタ	0 (無し)
	⋮	⋮	⋮
ブロック R M	0xFFFF セクタ	0xFFFF セクタ	0 (無し)
ブロック W 1	1 セクタ	22 セクタ	1 (有り)
ブロック W 2	23 セクタ	32 セクタ	1 (有り)
	⋮	⋮	⋮
ブロック W N	0xFFFF セクタ	0xFFFF セクタ	0 (無し)

【図10】



【図 11】



**【書類名】 要約書****【要約】**

**【課題】** 情報記録媒体内の領域管理情報の一部を、情報処理装置のキャッシュメモリ上にキャッシングし、領域管理情報アクセス時のオーバーヘッドを低減すること。

**【解決手段】** 情報記録媒体 110 内の管理情報領域に対して情報処理装置 100A がアクセスするとき、アクセスサイズを制御し、キャッシュメモリ 103A に領域管理情報をキャッシュする。即ち、情報処理装置 100A の処理内容が領域管理情報から空き領域を検索する空き領域検索処理である場合は、情報記録媒体の物理特性から決定される物理的な管理ブロックサイズとする。情報処理装置 100A の処理内容が領域管理情報からリンク先を取得するリンク先取得処理である場合は、情報記録媒体の最小のアクセス単位とする。

**【選択図】** 図 1

認定・付加情報

特許出願の番号	特願 2 0 0 3 - 2 7 5 2 1 4
受付番号	5 0 3 0 1 1 7 8 2 4 4
書類名	特許願
担当官	第七担当上席 0 0 9 6
作成日	平成 1 5 年 7 月 1 7 日

<認定情報・付加情報>

【提出日】	平成15年 7月16日
-------	-------------

特願 2003-275214

ページ: 1/E

出願人履歴情報

識別番号

[000005821]

1. 変更年月日  
[変更理由]

住所  
氏名

1990年 8月28日

新規登録

大阪府門真市大字門真1006番地  
松下電器産業株式会社